

BREVET D'INVENTION

CERTIFICAT D'UTILITÉ - CERTIFICAT D'ADDITION

COPIE OFFICIELLE

Le Directeur général de l'Institut national de la propriété industrielle certifie que le document ci-annexé est la copie certifiée conforme d'une demande de titre de propriété industrielle déposée à l'Institut.

Fait à Paris, le 24 MAI 2004

DOCUMENT DE PRIORITÉ

PRÉSENTÉ OU TRANSMIS
CONFORMÉMENT À LA
RÈGLE 17.1.a) OU b)

Pour le Directeur général de l'Institut
national de la propriété industrielle
Le Chef du Département des brevets

Martine PLANCHE



26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08

Téléphone : 33 (1) 53 04 53 04 Télécopie : 33 (1) 42 94 86 54

re dépôt

BREVET D'INVENTION CERTIFICAT D'UTILITÉ

Code de la propriété intellectuelle - Livre VI



N° 11354*03

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE page 1/2



Cet imprimé est à remplir lisiblement à l'encre noire

DB 540 W / 210502

REMISE DES PIÈCES

DATE

17 JUIN 2003

LIEU

75 INPI PARIS

N° D'ENREGISTREMENT

NATIONAL ATTRIBUÉ PAR L'INPI

0307287

DATE DE DÉPÔT ATTRIBUÉE

PAR L'INPI

17 JUIN 2003

Vos références pour ce dossier

(facultatif)

BFF 03P0176

1 NOM ET ADRESSE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE
À QUI LA CORRESPONDANCE DOIT ÊTRE ADRESSÉE

CABINET LAVOIX
2, Place d'Estienne d'Orves
75441 PARIS CEDEX 09

Confirmation d'un dépôt par télécopie

☐ N° attribué par l'INPI à la télécopie

2 NATURE DE LA DEMANDE

Cochez l'une des 4 cases suivantes

Demande de brevet

☒

Demande de certificat d'utilité

☐

Demande divisionnaire

☐

Demande de brevet initiale

N°

Date

ou demande de certificat d'utilité initiale

N°

Date

Transformation d'une demande de

brevet européen *Demande de brevet initiale*

☐

N°

Date

3 TITRE DE L'INVENTION (200 caractères ou espaces maximum)

Procédé et système traçables de chiffrement et/ou de déchiffrement d'informations,
et supports d'enregistrement pour la mise en oeuvre du procédé.

4 DÉCLARATION DE PRIORITÉ
OU REQUÊTE DU BÉNÉFICE DE
LA DATE DE DÉPÔT D'UNE
DEMANDE ANTÉRIEURE FRANÇAISE

Pays ou organisation

Date

N°

Pays ou organisation

Date

N°

Pays ou organisation

Date

N°

☐ S'il y a d'autres priorités, cochez la case et utilisez l'imprimé «Suite»

5 DEMANDEUR (Cochez l'une des 2 cases)

☒ Personne morale

☐ Personne physique

Nom

ou dénomination sociale

FRANCE TELECOM

Prénoms

Forme juridique

Société Anonyme

N° SIREN

Code APE-NAF

Domicile

ou

siège

Rue

Code postal et ville

Pays

6, Place d'Alleray

75015 PARIS

FRANCE

Nationalité

Française

N° de téléphone (facultatif)

N° de télécopie (facultatif)

Adresse électronique (facultatif)

☐ S'il y a plus d'un demandeur, cochez la case et utilisez l'imprimé «Suite»

BREVET D'INVENTION
CERTIFICAT D'UTILITÉ
REQUÊTE EN DÉLIVRANCE
 page 2/2

BR2

Réservé à l'INPI

REMISE DES PIÈCES
DATE

LIEU

17 JUIN 2003**75 INPI PARIS**

N° D'ENREGISTREMENT

NATIONAL ATTRIBUÉ PAR L'INPI

0307287

DB 540 W / 210502

6 MANDATAIRE (s'il y a lieu)

Nom

Prénom

Cabinet ou Société

CABINET LAVOIX

N° de pouvoir permanent et/ou
de lien contractuel

Adresse

Rue

2 Placé d'Estienne d'Orves

Code postal et ville

75441 PARIS CEDEX 09

Pays

FRANCE

N° de téléphone (facultatif)

01 53 20 14 20

N° de télécopie (facultatif)

01 48 74 54 56

Adresse électronique (facultatif)

brevets@cabinet-lavoix.com

7 INVENTEUR (S)

Les inventeurs sont nécessairement des personnes physiques

Les demandeurs et les inventeurs
sont les mêmes personnes☐ Oui☒ Non : Dans ce cas remplir le formulaire de Désignation d'inventeur(s)**8 RAPPORT DE RECHERCHE**

Uniquement pour une demande de brevet (y compris division et transformation)

Établissement immédiat
ou établissement différé☒☐Paiement échelonné de la redevance
(en deux versements)

Uniquement pour les personnes physiques effectuant elles-mêmes leur propre dépôt

☐ Oui☐ Non**9 RÉDUCTION DU TAUX
DES REDEVANCES**

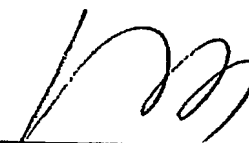
Uniquement pour les personnes physiques

☐ Requête pour la première fois pour cette invention (joindre un avis de non-imposition)☐ Obtenue antérieurement à ce dépôt pour cette invention (joindre une copie de la décision d'admission à l'assistance gratuite ou indiquer sa référence): AG**10 SÉQUENCES DE NUCLEOTIDES
ET/OU D'ACIDES AMINÉS**☐ Cochez la case si la description contient une liste de séquences

Le support électronique de données est joint

☐La déclaration de conformité de la liste de
séquences sur support papier avec le
support électronique de données est jointe☐Si vous avez utilisé l'imprimé «Suite»,
indiquez le nombre de pages jointes**11 SIGNATURE DU DEMANDEUR
OU DU MANDATAIRE**
(Nom et qualité du signataire)B. DOMENEGO
n° 00-0500

B. Domener

VISA DE LA PRÉFECTURE
OU DE L'INPI


L'invention concerne un procédé et un système traçables de chiffrement et/ou de déchiffrement d'informations diffusées ainsi que des supports d'enregistrement pour la mise en œuvre du procédé.

Plus précisément, l'invention concerne un procédé traçable dans lequel :

- lors du chiffrement des informations diffusées, l'émetteur met en œuvre au moins une première fonction cryptographique secrète, et
- lors du déchiffrement de ces informations diffusées, tous les décodeurs mettent en œuvre au moins une même seconde fonction cryptographique secrète identique à ladite première fonction ou à son inverse, chaque décodeur faisant appel à cet effet à une description mathématique de ladite seconde fonction enregistrée dans une mémoire.

Les procédés traçables de chiffrement sont des procédés dans lesquels un procédé de traçage des traîtres peut être mis en œuvre.

Les procédés de traçage des traîtres sont utilisés pour lutter contre le piratage de services de distribution, sur un canal diffusé, de contenus multimédia chiffrés tels que vidéo, télévision, images, musique, textes, pages Web, livres électroniques, programmes, etc. Les procédés de traçage des traîtres ont pour but de prévenir la redistribution frauduleuse, par un ou plusieurs utilisateurs légitimes de tels services, de données déduites des clés secrètes et des algorithmes de déchiffrement implantés dans leur équipement de décodage, afin de permettre à des utilisateurs illicites (pirates) d'accéder aux contenus en clair. Ces procédés garantissent que si une telle fraude se produit, l'identité de l'un au moins des utilisateurs légitimes qui sont à l'origine de la fraude peut être reconstituée par l'opérateur du service de distribution de contenus ou plus généralement par une autorité à partir des données redistribuées aux utilisateurs illicites. Cet utilisateur légitime à l'origine de la fraude est appelé "traître" dans la suite de la description.

Le concept de traçage des traîtres a été pour la première fois proposé par Benny Chor, Amos Fiat et Moni Naor dans leur article de 1994, "Tracing Traitors", Advances In Cryptology – Crypto'94, Lecture Notes in Computer Science, vol. 839, Springer-Verlag, 1994, pp. 257-270. Dans cet article, les premières techniques de traçage dans un système cryptographique sont proposées. Les systèmes cryptographiques dans lesquels un procédé de traçage

des traîtres peut être mis en œuvre sont dits "traçables". Quasiment toutes ces techniques sont de nature combinatoire. En d'autres termes, chaque utilisateur légitime du système cryptographique se voit attribuer un sous-ensemble de clés d'un ensemble (généralement assez grand) de clés de base. Ce sous-ensemble
5 de clés de base attribué à un utilisateur est unique pour chaque utilisateur et constitue sa clé personnelle.

Les informations diffusées dans ce système comprennent des messages chiffrés. Chaque message chiffré est formé d'un contenu chiffré à l'aide d'une clé de chiffrement de contenu et d'en-têtes chiffré chacun avec une
10 clé de base. Chaque en-tête contient une valeur représentant une partie de la clé de chiffrement de contenu.

Lorsqu'un utilisateur reçoit l'un de ces messages, il déchiffre à l'aide de son sous-ensemble de clés de base certaines valeurs contenues dans les en-têtes reçus. Il combine alors les valeurs ainsi déchiffrées pour reconstituer la clé
15 de chiffrement de contenu et cette clé de chiffrement de contenu reconstituée est utilisée pour déchiffrer le contenu du message.

Si l'un des utilisateurs légitimes du système communique sa clé personnelle à un utilisateur illicite, alors, dans ce système cryptographique traçable, il est possible de retrouver l'identité du traître à partir de la clé
20 personnelle mise en œuvre par l'utilisateur illicite.

Toutefois, les procédés de traçage de traîtres de nature combinatoire présentent l'inconvénient qu'il est nécessaire de diffuser un volume considérable d'en-têtes. Le nombre d'en-têtes à diffuser est en particulier proportionnel au logarithme du nombre d'utilisateurs légitimes du système ainsi qu'à d'autres
25 paramètres tel que la taille maximale k des coalitions de traîtres contre lesquelles on cherche à se protéger. On entend ici, par coalition, un groupe de k traîtres qui se regroupent pour combiner leurs clés personnelles de manière à essayer de créer une nouvelle clé personnelle apte à être utilisée pour déchiffrer le contenu chiffré sans pour autant que l'étude de cette nouvelle clé personnelle divulgue
30 l'identité de l'un des traîtres.

L'invention vise à remédier à cet inconvénient en proposant un nouveau procédé de traçage des traîtres ne nécessitant pas la diffusion d'un nombre important d'en-têtes.

L'invention a donc pour objet un procédé de traçage des traîtres tel que décrit ci-dessus caractérisé en ce que lors de la mise en œuvre de la seconde fonction, la description mathématique de cette seconde fonction à laquelle chaque décodeur fait appel est différente d'un décodeur à l'autre ou d'un groupe de décodeurs à l'autre de manière à ce que la description mathématique à laquelle il est fait appel identifie de façon unique le décodeur ou un groupe de décodeurs particulier parmi l'ensemble des décodeurs.

Dans le procédé ci-dessus, il est possible de retrouver le traître qui a communiqué la description mathématique de sa seconde fonction secrète à un utilisateur illicite à partir de l'analyse de la description mathématique de cette seconde fonction mise en œuvre par l'utilisateur illicite pour déchiffrer les informations transmises. En effet, par construction de chaque description mathématique du système, celle-ci est représentative de l'identité du traître. De plus, avec les procédés combinatoires, à cause du fait qu'un jeu personnel de clés est mis en œuvre dans chaque décodeur, il est nécessaire que la même clé de chiffrement de contenu soit transmise plusieurs fois chiffrée sous différentes formes. Les en-têtes placés au début du contenu diffusé sont utilisés à cet effet. Ainsi l'information contenue dans les en-têtes est extrêmement redondante et chaque décodeur ne traite qu'une partie des en-têtes reçus.

Dans le procédé ci-dessus grâce au fait que l'identification d'un traître repose non plus sur la mise en œuvre de jeux personnels de clés, mais sur la mise en œuvre de descriptions différentes d'une même fonction cryptographique, identique à la première fonction cryptographique ou à son inverse mise en œuvre par l'émetteur, il n'est plus nécessaire qu'au moins une partie des informations diffusées soit redondante. Par conséquent, le nombre d'en-têtes nécessaires pour diffuser un message chiffré à l'aide du procédé ci-dessus est inférieur au nombre d'en-têtes nécessaires pour diffuser le même message à l'aide d'un procédé combinatoire.

Suivant d'autres caractéristiques du procédé, celui-ci se caractérise en ce que :

- la seconde fonction cryptographique est apte à traiter des informations non redondantes ;

- ladite description mathématique F_{Kj} enregistrée dans la mémoire de chaque décodeur est formée de plusieurs fonctions élémentaires G_{ij} qui doivent

être composées les unes avec les autres dans un ordre déterminé pour former ladite seconde fonction secrète.

- chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$ est égale à la composée d'au moins trois fonctions selon l'une des relations suivantes :

$$\begin{aligned} 5 \quad G_{1,j} &= f_{1,j} \circ g_{\sigma_j(1)} \circ S \\ G_{2,j} &= f_{2,j} \circ g_{\sigma_j(2)} \circ f_{1,j} \\ &\dots\dots\dots \\ G_{r-1,j} &= f_{r-1,j} \circ g_{\sigma_j(r-1)} \circ f_{r-2,j} \\ 10 \quad G_{r,j} &= T \circ g_{\sigma_j(r)} \circ f_{r-1,j} \end{aligned}$$

où :

- $G_{i,j}$ est la i ème fonction élémentaire du décodeur j , j étant un indice identifiant un décodeur ou un groupe de décodeurs

- les fonctions $f_{i,j}$ et $f_{i,j}$ sont des fonctions prédéfinies aptes à rendre non commutatives entre elles les fonctions élémentaires $G_{i,j}$

15 - σ_j est une permutation de l'ensemble d'indices $\{1; \dots; r\}$ unique pour chaque décodeur ou groupe de décodeurs

- $g_{\sigma_j(i)}$ est la $\sigma_j(i)$ ième fonction d'un ensemble prédéfini formé de r fonctions prédéfinies g_i non linéaires commutatives entre elles, et

20 - S et T sont des fonctions prédéfinies aptes à rendre difficile la cryptanalyse des fonctions élémentaires respectivement $G_{1,j}$ et $G_{r,j}$.

- chaque fonction $f_{i,j}$ est égale à l'inverse $f_{i,j}^{-1}$ de la fonction $f_{i,j}$;

- les fonctions $f_{i,j}$ sont des fonctions linéaires d'un ensemble L^n des n -uplets d'éléments d'un corps fini L sur lui-même ;

- les fonctions S et T sont inversibles ;

25 - les fonctions S et T sont des fonctions linéaires d'un ensemble L^n des n -uplets d'éléments d'un corps fini L vers lui-même ;

- les fonctions g_i sont choisies de manière à ce que chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$ corresponde à un bloc de chiffrement d'un algorithme de chiffrement multivariables ;

30 - chaque fonction g_i est de la forme $g_i(a) = a^{e_i}$, où a est un élément d'une l'extension L' de degré n d'un corps de base L à q éléments, et e_i est un exposant prédéfini ;

- l'exposant e_i est de la forme $1 + q^{\theta_1} + \dots + q^{\theta_i} + \dots + q^{\theta_d-1}$, où les exposants θ_i sont des entiers prédéfinis.

L'invention a également pour objet un support d'enregistrement d'informations, caractérisé en ce qu'il comporte des instructions pour l'exécution d'un procédé traçable conforme à l'invention, lorsque ces instructions sont exécutées par un décodeur.

L'invention a également pour objet un support d'enregistrement d'informations, caractérisé en ce qu'il comporte des instructions pour l'exécution d'un procédé traçable conforme à l'invention, lorsque lesdites instructions sont exécutées par un émetteur.

L'invention a également pour objet un système traçable de chiffrement et/ou de déchiffrement d'informations diffusées apte à permettre l'identification, parmi différents utilisateurs légitimes, d'un traître qui a communiqué à un tiers non autorisé des informations secrètes de manière à ce que ce tiers puisse chiffrer et/ou déchiffrer les informations diffusées, ce système comportant :

- un émetteur propre à chiffrer les informations diffusées, cet émetteur étant apte à mettre en œuvre au moins une première fonction cryptographique secrète, et
- plusieurs décodeurs propres à déchiffrer les informations diffusées, tous les décodeurs étant aptes à mettre en œuvre au moins à une même seconde fonction cryptographique secrète identique à ladite première fonction ou à son inverse, à cet effet, chaque décodeur étant équipé d'une mémoire dans laquelle est enregistrée une description mathématique de ladite seconde fonction;

caractérisé en ce que la mémoire de chaque décodeur contient une description mathématique de ladite seconde fonction différente de celle enregistrée dans la mémoire des autres décodeurs ou dans la mémoire des autres groupes de décodeurs de manière à ce que cette description mathématique identifie de façon unique le décodeur ou un groupe de décodeurs particulier parmi l'ensemble des décodeurs.

Finalement, l'invention a également pour objet une mémoire destinée à être associée à un décodeur d'un système traçable de chiffrement et/ou de déchiffrement conforme à l'invention, caractérisée en ce qu'elle comporte une

description mathématique équivalente de ladite seconde fonction secrète propre à être utilisée par le décodeur, cette description mathématique se composant de plusieurs fonctions élémentaires ($G_{i,j}$) dont chacune est égale à la composée d'au moins trois fonctions selon l'une des relations suivantes :

$$\begin{aligned} 5 \quad & G_{1,j} = f_{1,j} \circ g_{\sigma_j(1)} \circ S \\ & G_{2,j} = f_{2,j} \circ g_{\sigma_j(2)} \circ f_{1,j} \\ & \dots\dots\dots \\ & G_{r-1,j} = f_{r-1,j} \circ g_{\sigma_j(r-1)} \circ f_{r-2,j} \\ & G_{r,j} = T \circ g_{\sigma_j(r)} \circ f_{r-1,j} \end{aligned}$$

10 où :

- $G_{i,j}$ est la i ème fonction élémentaire du décodeur j , j étant un indice identifiant un décodeur ou un groupe de décodeurs

- les fonctions $f_{i,j}$ et $f_{i,j}$ sont des fonctions prédéfinies aptes à rendre non commutatives entre elles les fonctions élémentaires $G_{i,j}$

15 - σ_j est une permutation de l'ensemble d'indices $\{1; \dots; r\}$ unique pour chaque décodeur ou groupe de décodeurs

- $g_{\sigma_j(t)}$ est la $\sigma_j(t)$ ième fonction d'un ensemble secret prédéfini formé de r fonctions prédéfinies g_i non linéaires commutatives entre elles, et

20 - S et T sont des fonctions prédéfinies aptes à rendre difficiles la cryptanalyse des fonctions élémentaires respectivement $G_{1,j}$ et $G_{r,j}$.

L'invention sera mieux comprise à la lecture de la description qui va suivre, donnée uniquement à titre d'exemple et faite en se référant aux dessins sur lesquels :

25 - la figure 1 est une illustration schématique de l'architecture d'un système cryptographique traçable conforme à l'invention, et

- la figure 2 est un organigramme d'un procédé de traçage des traîtres conforme à l'invention.

30 La figure 1 représente un système cryptographique traçable, désigné par la référence générale 2. Ce système 2 comporte un émetteur 4 d'informations chiffrées, un réseau 6 de transmission d'informations, et des décodeurs propres à déchiffrer les informations chiffrées diffusées par l'émetteur 4 au travers du réseau 6. Le système 2 comporte N décodeurs, N étant un nombre entier supérieur à 100, 1000 ou plus. Ici, pour simplifier l'illustration, seul un décodeur 8 a été représenté. Les autres décodeurs non représentés sont, par exemple,

identiques au décodeur 8. Dans la suite de la description, ce décodeur 8 est associé à l'indice j .

A titre d'exemple, l'émetteur 4 est un émetteur de chaînes de télévision payantes. Cet émetteur 4 comporte un module 10 de chiffrement d'un contenu B_a et un module 12 de calcul d'un mot de contrôle CW_a . Le contenu B_a est ici formé d'une succession de bits d'informations représentant des chaînes de télévision en clair, c'est-à-dire non chiffrées.

Le module 12 est apte à exécuter une fonction cryptographique définie par une description mathématique F_K . Cette fonction cryptographique est destinée à traiter directement un en-tête EB_a codé sur n caractères pour le transformer en un mot de contrôle CW_a codé également sur n caractères, n étant un entier strictement positif supérieur, par exemple, à 100. Ici, à titre d'exemple, chaque caractère est soit un "0" soit un "1".

A cet effet, l'émetteur 4 est associé à une mémoire 14 dans laquelle est enregistrée la description mathématique F_K de la fonction cryptographique. Une description mathématique est un ensemble d'informations déterminant la suite exacte d'opérations mathématiques à effectuer pour calculer, pour toute valeur d'entrée, la valeur de sortie correspondante de cette fonction, sans qu'aucune autre valeur que la valeur d'entrée de la fonction n'ait à être fournie au programme pour effectuer les calculs. Cette description F_K est enregistrée dans la mémoire 14 dans un format directement exploitable par l'émetteur pour que le module 12 puisse réaliser, à partir de cette description, sa fonction cryptographique. Par exemple, ici, la description F_K est une suite d'instructions formant un programme informatique. Toutefois, dans la suite de cette description, les descriptions mathématiques des fonctions seront uniquement représentées sous la forme de relations mathématiques exprimées à l'aide de symboles conventionnels. En effet, le ou les programmes informatiques correspondant aux relations mathématiques décrites par la suite sont aisément réalisables.

La description F_K sera décrite plus en détail en regard de la figure 2.

Le module 10 est apte à exécuter une fonction de chiffrement E paramétrée par le mot de contrôle CW_a construit par le module 12, pour chiffrer le contenu B_a et délivrer en sortie un contenu chiffré CB_a correspondant. La fonction de chiffrement E est ici une fonction de chiffrement conventionnelle inversible. Par exemple, il s'agit de l'algorithme de chiffrement AES (Advanced Encryption

Standard) ou de l'algorithme de chiffrement connu sous le terme de "one time pad".

Pour chaque contenu B_a chiffré à l'aide du mot de contrôle CW_a par le module 10, l'émetteur 4 est apte à diffuser vers l'ensemble des décodeurs du système, un couple d'informations. Ce couple d'informations est formé par l'en-tête EB_a et par le contenu chiffré CB_a .

Pour déchiffrer les informations transmises ou diffusées par l'émetteur 4 au travers du réseau 6, le décodeur 8 comporte un module 20 de calcul du mot de contrôle CW_a et un module 22 de déchiffrement du contenu chiffré CB_a .

Le module 20 est apte à exécuter une fonction cryptographique. Cette fonction est définie par une description mathématique F_{Kj} différente de la description F_K . Plus précisément cette description F_{Kj} est différente de toutes les descriptions F_{Kj} mises en œuvre dans les autres décodeurs du système 2. Toutefois, bien que la description mathématique F_{Kj} soit différente de la description F_K , la fonction qu'elle définit est la même. Par conséquent, la transformation de l'en-tête EB_a par le module 20 permet d'obtenir le mot de contrôle CW_a , c'est-à-dire le même que celui qui aurait été obtenu à l'aide du module 12. Dans ces conditions, la description F_{Kj} est dite équivalente à la description F_K .

De façon similaire à l'émetteur 4, le décodeur 8 est associé à une mémoire 21 dans laquelle est enregistrée la description mathématique F_{Kj} .

La description F_{Kj} sera décrite plus en détail en regard de la figure 2.

Le module 22 est apte à exécuter une fonction de déchiffrement D . Cette fonction D est l'inverse de la fonction E et permet donc de déchiffrer le contenu CB_a , à l'aide du mot de contrôle CW_a construit par le module 20 à partir de l'en-tête reçu EB_a .

Le décodeur 8 est également propre à transmettre le contenu B_a déchiffré par le module 22 à un poste de télévision 26 sur lequel il sera affiché en clair.

L'émetteur 4 et chacun des décodeurs sont réalisés à partir de calculateurs programmables conventionnels aptes à exécuter des instructions enregistrées sur un support d'enregistrement d'informations. A cet effet, les mémoires 14 et 21 contiennent, en plus des paramètres secrets pour chiffrer et

déchiffrer les informations transmises, des instructions pour l'exécution du procédé de la figure 2.

Le fonctionnement du système 2 va maintenant être décrit en regard du procédé de la figure 2.

5 Le procédé de la figure 2 se décompose en trois phases principales. Une phase 50 d'initialisation du système 2, une phase 52 d'utilisation du système 2 et finalement une phase 54 de recherche d'un traître parmi les différents utilisateurs légitimes du système 2.

10 La phase 50 débute par une étape 60 de construction de la description mathématique F_K . A cet effet, r fonctions non linéaires g_i sont construites, lors d'une opération 62, r étant un nombre entier strictement positif. Le nombre r de fonctions g_i est choisi de manière à vérifier la relation suivante :

$$(1) \quad N < r!$$

où N est le nombre de décodeurs du système 2.

15 Ces fonctions g_i sont construites de manière à être commutatives entre elles, par l'opération de composition, de telle sorte que la relation suivante est vérifiée :

$$(2) \quad \forall i, l \in \{1, \dots, r\}, i \neq l \quad g_i \circ g_l = g_l \circ g_i$$

20 où le symbole \circ représente l'opération de composition de deux fonctions mathématiques.

Ici, chacune de ces fonctions est une fonction non linéaire transformant un n - uplet en un autre n - uplet. Par n - uplet on désigne ici un ensemble de n éléments. Par exemple l'ensemble des n coefficients d'un polynôme de degré $(n-1)$ peut être vu comme un n - uplet.

25 Ainsi, chaque fonction g_i admet n variables d'entrée et restitue en sortie n variables calculées. Elles correspondent, ici, chacune à un système de n équations non linéaires à n variables. n est un entier strictement positif qui correspond ici au nombre de caractères de l'en-tête EB_a .

30 Ici, chaque fonction g_i est choisie pour former un bloc de chiffrement G_i d'un algorithme de chiffrement multivariés lorsqu'elle est composée à droite et à gauche avec des fonctions linéaires. Un exemple d'algorithme de chiffrement multivariés est, par exemple, l'algorithme C^* proposé par Matsumoto et Imai dans (Tutomu Matsumoto and Hideki Imai, Public Quadratic Polynomial-tuples for Efficient Signature Verification and Message Encryption, Advances in

Cryptology – EUROCRYPT '88 (Cristoph G. Günther, e d.), Lecture Notes in Computer Science, vol. 330, Springer, 1988, pp. 419 – 453). D'autres exemples d'algorithmes de chiffrement multivariables sont les algorithmes connus sous les termes de SFLASH v2 (Le projet NESSIE, New European Schemes for Signatures, integrity and Encryption) et HFE (PATARIN Jacques Hidden Fields Equations (HFE) and Isomorphisms of Polynomys (IP) : two new families of Asymmetric Algorithms – Eurocrypt 96, Springer Verlag, pp. 33-48).

De manière à obtenir à partir des g_i une description à la fois simple et compacte des blocs de chiffrement G_i qui en découlent, les fonctions g_i sont choisies comme étant des fonctions monomiales, appelées monomes.

Ici, à titre d'exemple, chacune des fonctions g_i opère sur les éléments d'une extension L' de degré n d'un corps de base L à q éléments. Par exemple, ici, $q = 2$ et $L = \{0,1\}$

L'extension L' est représentée comme l'ensemble des polynomes de la forme :

$$\sum_{i=0}^{n-1} a_i X^i$$

où :

- les coefficients sont des éléments du corps L ,
- l'indice i est un entier, et
- X est une variable.

L'extension L' est munie de l'addition de polynomes et de la multiplication modulo un polynome irréductible de degré n défini par la relation suivante :

$$P(X) = \sum_{i=0}^{n-1} p_i X^i$$

où :

- les coefficients p_i sont des éléments prédéfinis du corps L , et,
- X est une variable.

A titre d'exemple, les fonctions g_i sont des fonctions de l'extension L' dans l'extension L' de la forme : $g_i(a) = a^{e_i}$

où :

- a est un élément de l'extension L' , et
- l'exposant e_i est un entier prédéfini de la forme

$1 + q^{\theta_1} + \dots + q^{\theta_i} + \dots + q^{\theta_{d-1}}$, où q est le nombre d'éléments du corps L et les exposants θ_i sont des entiers prédéfinis.

Ici, d est choisi égal à 2 de sorte que l'exposant e_i de chacune des fonctions g_i est de la forme $1 + q^{\theta_1} \dots$

5 L'avantage d'un exposant e_i de cette forme est que si l'on identifie chaque élément a de l'extension L aux n - uplets $(a_0, a_1, \dots, a_{n-1})$ de coefficients, chacun des coefficients b_0, b_1, \dots, b_{n-1} de l'élément b de l'extension L défini par la relation $b = g_i(a)$ s'écrit comme une fonction de degré seulement d des coefficients a_0, a_1, \dots, a_{n-1} de a . C'est-à-dire, ici, comme une fonction quadratique dans le cas particulier où d est égal à 2. Dans ce cas particulier, chaque coefficient b_i peut s'écrire sous la forme de la fonction quadratique suivante :

$$b_i = (c_{0,0} a_0 + \dots + c_{n-1,n-1} a_{n-1}) + (c_{0,1} a_0 a_1 + \dots + c_{0,n-1} a_0 a_{n-1}) + (c_{1,2} a_1 a_2 + \dots + c_{1,n-1} a_1 a_{n-1}) + \dots + c_{n-2,n-1} a_{n-2} a_{n-1}$$

15 où les n coefficients c_u et les $n(n-1)/2$ coefficients $c_{u,v}$ sont des constantes appartenant au corps L .

Ainsi, grâce à la forme de l'exposant choisi, la description mathématique de chaque fonction g_i est compacte et aisément enregistrable dans une mémoire.

20 Ensuite, lors d'une opération 64, deux fonctions S et T de L^n sur L^n sont choisies, où L^n est l'ensemble des n - uplets formés d'éléments du corps L . De préférence, ces fonctions S et T sont des fonctions inversibles linéaires.

Par exemple, la description mathématique de chacune de ces fonctions S et T est une matrice de n éléments par n éléments, chacun de ces éléments appartenant au corps L .

25 Ensuite, la description F_K est construite lors d'une opération 66, en composant les fonctions g_i et les fonctions S et T de la façon suivante :

$$(3) \quad F_K = T \circ g_r \circ g_{r-1} \circ \dots \circ g_2 \circ g_1 \circ S.$$

Après avoir construit la description F_K , le procédé se poursuit par une étape 70 de construction pour chaque décodeur de la description équivalente F_{Kj} .

Lors de cette étape 70, pour chaque décodeur j du système, une permutation σ_j unique de l'ensemble $\{1, 2, \dots, r\}$ sur lui-même est définie lors d'une opération 72. Cette permutation σ_j est, par exemple, soit construite par tirage au sort, soit déduite à partir de l'indice j identifiant le décodeur et d'un paramètre secret M .

On notera qu'il est possible de construire une permutation unique pour chaque décodeur du système car la relation (1) est vérifiée.

Ensuite, lors d'une opération 74, $r-1$ bijections $f_{i,j}$, sont choisies pour l'utilisateur j . Chacune de ces bijections $f_{i,j}$ est une fonction inversible de l'ensemble L^n sur lui-même. Ces bijections $f_{i,j}$ sont, par exemple, décrites à l'aide d'une matrice de n éléments par n éléments, chacun de ces éléments appartenant au corps L .

Par exemple, lors de cette opération 74, les bijections $f_{i,j}$ sont choisies par tirage au sort dans l'ensemble des applications linéaires inversibles de l'ensemble L^n dans lui-même. Une autre possibilité est de déduire chacune de ces bijections $f_{i,j}$, à partir de l'indice j du décodeur et du paramètre secret M .

Finalement, lors d'une opération 76, la description mathématique F_{Kj} est construite. A cet effet, r fonctions élémentaires $G_{i,j}$ sont construites pour le décodeur j . Ces fonctions $G_{i,j}$ sont construites en composant les fonctions S , T , $f_{i,j}$ et g_i de la façon suivante :

$$(4) \quad G_{1,j} = f_{1,j}^{-1} \circ g_{\sigma_j(1)} \circ S$$

$$G_{2,j} = f_{2,j}^{-1} \circ g_{\sigma_j(2)} \circ f_{1,j}$$

$$\dots\dots\dots G_{r-1,j} = f_{r-1,j}^{-1} \circ g_{\sigma_j(r-1)} \circ f_{r-2,j}$$

$$G_{r,j} = T \circ g_{\sigma_j(r)} \circ f_{r-1,j}$$

où

- $f_{i,j}^{-1}$ est l'inverse de la bijection $f_{i,j}$, et

- $g_{\sigma_j(t)}$, et la fonction g_i dont l'indice i est égal au permuté de l'indice t par la permutation σ_j de l'utilisateur j , t appartenant à l'ensemble $\{1, 2, \dots, r\}$.

La propriété de la fonction g_i selon laquelle chaque coefficient b_i de l'élément b de l'extension L' défini par la relation $b = g_i(a)$ peut s'écrire comme

un polynôme de degré seulement d est conservée lorsque la fonction g_i est composée à droite et à gauche par des bijections ou fonctions linéaires. Par conséquent, les composantes de l'élément y de L^n défini par la relation $y = G_{i,j}(x)$ peuvent être décrites par un polynôme de degré seulement d des composantes x_i de l'élément x de L^n . Par exemple, lorsque d est égal à 2, la composante y_i est définie à l'aide de la description mathématique suivante :

$$y_i = (c'_{0,0} x_0 + \dots + c'_{n-1,n-1} x_{n-1}) + (c'_{0,1} x_0 x_1 + \dots + c'_{0,n-1} x_0 x_{n-1}) + (c'_{1,2} x_1 x_2 + \dots + c'_{1,n-1} x_1 x_{n-1}) + \dots + c'_{n-2,n-1} x_{n-2} x_{n-1}$$

où les n coefficients $c'_{u,v}$ et les $n(n-1)/2$ coefficients $c'_{u,v}$ sont des constantes appartenant au corps L .

Ainsi, grâce au choix d'exposant e_i de la forme $1 + q^{\theta 1}$, la description mathématique de chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$ est simple et compacte et occupe donc peu de place dans une mémoire. En particulier, dans le mode de réalisation décrit ici, la description mathématique de chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$ est un système de n équations non linéaires à n variables.

La description F_{Kj} est formée par ces r fonctions élémentaires $G_{i,j}$. En effet, en traitant un message d'entrée à l'aide de la relation (5) : $F_{Kj} = G_{r,j} \circ G_{r-1,j} \circ \dots \circ G_{2,j} \circ G_{1,j}$ on obtient exactement le même message de sortie que celui qui aurait été obtenu à l'aide de la description F_K . L'équivalence des descriptions mathématiques F_{Kj} et F_K est aisée à vérifier en remplaçant dans la relation précédente chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$ par sa définition donnée par la relation (4). En faisant cela dans la relation précédente, on obtient :

$$F_{Kj} = T_0 g_{\sigma j(r)} \circ g_{\sigma j(r-1)} \circ \dots \circ g_{\sigma j(2)} \circ g_{\sigma j(1)} \circ S$$

Puisque l'ensemble des fonctions g_i sont commutatives entre elles, on démontre ainsi que la description F_{Kj} est équivalente à la description F_K .

On comprend donc que la fonction des bijections $f_{i,j}$ est de rendre non commutatives entre elles les fonctions élémentaires $G_{i,j}$. Dès lors, pour obtenir une description équivalente à la description F_K , les fonctions élémentaires $G_{i,j}$ ne peuvent être composées les unes avec les autres que dans l'ordre croissant de leur indice i comme dans la relation (5).

De plus, la robustesse du système contre toute tentative de crypt-analyse repose, dans le mode de réalisation particulier décrit ici, sur la difficulté du problème d'isomorphisme de polynôme également connu sous le terme de problème IP. En effet, connaissant les fonctions $G_{i,j}$, il est mathématiquement très difficile, même en connaissant l'ensemble des fonctions g_1 à g_r d'identifier les valeurs $\sigma_j(i)$ puisque des fonctions inconnues sont utilisées dans chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$ pour les camoufler par composition à droite et à gauche. Ici, ces fonctions inconnues sont les fonctions S et T qui sont gardées secrètes et les bijections $f_{i,j}$. Dès lors, il n'est pas possible pour un utilisateur illicite en possession d'un jeu de fonctions élémentaires $G_{i,j}$ valides, de construire un nouveau jeu de fonctions élémentaires $G'_{i,j}$ dans lequel la relation d'ordre définie par σ_j entre les fonctions g_i n'est pas conservée. Autrement dit, puisque l'utilisateur illicite n'est pas capable de retrouver les fonctions S , T et $f_{i,j}$ à partir des fonctions élémentaires $G_{i,j}$, il doit se contenter de modifier la description mathématique de chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$, sans pour autant pouvoir modifier l'ordre dans lequel ces fonctions élémentaires doivent être combinées. Ainsi, puisque l'ordre dans lequel les fonctions élémentaires $G'_{i,j}$ sont combinées n'est pas modifié, l'ordre dans lequel les fonctions g_i sont combinées n'est pas non plus modifié. L'intérêt de cette propriété apparaîtra à la lecture de la suite de la description.

Une fois les fonctions élémentaires $G_{i,j}$ construites pour chaque utilisateur j du système 2, celles ci sont distribuées et enregistrées, lors d'une étape 80, dans la mémoire 21 de chaque décodeur 8, sous la forme, par exemple, d'un programme informatique.

De plus, lors de cette étape 80, des informations nécessaires en vue d'exécuter la phase 54 de recherche d'un traître sont, par exemple, enregistrées dans la mémoire 14. En particulier, l'ensemble des fonctions utilisées pour construire chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$ est enregistré dans cette mémoire 14 ainsi que chacune des permutations σ_j utilisées. La relation entre chaque permutation σ_j et le décodeur pour lequel elle a été utilisée est enregistrée. De même, une relation permettant d'identifier un utilisateur à partir de l'identité du décodeur est enregistrée dans cette mémoire 14.

Une fois que les fonctions $G_{i,j}$ ont été enregistrées dans la mémoire de chaque décodeur 8, la phase 52 d'utilisation du système 2 peut débuter.

Lors de cette phase 52, l'émetteur 4 tire au sort, lors d'une étape 84, à intervalle régulier, par exemple toutes les secondes, un nouvel en-tête EB_a .

5 Cet en-tête EB_a est transformé, lors d'une étape 86, à l'aide de la description F_K , par le module 12 afin d'obtenir le mot de contrôle CW_a .

10 Ensuite, le contenu B_a est chiffré par le module 10, lors d'une étape 88, à l'aide de la fonction E et du mot de contrôle CW_a . Le contenu ainsi chiffré CB_a et l'en-tête EB_a utilisé à cet effet sont alors diffusés conjointement, lors d'une étape 90, par l'émetteur 4, au travers du réseau 6 et à destination de l'ensemble des décodeurs du système 2.

15 Lors de la réception des informations chiffrées, chaque décodeur procède d'abord à une étape 92 de calcul du mot de contrôle CW_a à partir de l'en-tête reçu EB_a . Lors de cette étape, le module 20 utilise successivement et dans l'ordre chacune des fonctions élémentaires $G_{i,j}$ enregistrées dans sa mémoire 21, de manière à effectuer le calcul correspondant à la composée des fonctions élémentaires $G_{i,j}$ selon la relation (5).

20 A l'issue de cette étape 92, le module 20 délivre en sortie le même mot de contrôle CW_a que celui construit par le module 12 de l'émetteur 4.

A l'aide de ce mot de contrôle CW_a et de la fonction D , le module 22 déchiffre, lors d'une étape 94, le contenu chiffré reçu CB_a . Le contenu déchiffré B_a délivré par le module 22 est alors transmis pour affichage en clair, par exemple, sur le poste de télévision 26.

25 Les étapes 84 à 94 sont réitérées pendant toute la phase d'utilisation du système 2 pour chaque information ou trame d'informations diffusée par l'émetteur 4.

30 Pour la suite de la description, il est supposé que l'utilisateur du décodeur j a transmis à un utilisateur illicite son jeu de fonctions élémentaires $G_{i,j}$, de manière à ce que cet utilisateur illicite puisse utiliser un décodeur pirate pour déchiffrer les informations diffusées par l'émetteur 4, sans avoir à payer, par exemple, un abonnement. L'utilisateur du décodeur j est donc le traître puisqu'il a transmis illégalement et illicitement les informations secrètes permettant de déchiffrer les informations diffusées par l'émetteur 4.

La phase 54 de recherche du traître débute par la saisie et l'analyse, lors d'une étape 100, du décodeur pirate de l'utilisateur illicite. Lors de cette étape 100, l'analyse du décodeur est réalisée de manière à retrouver dans celui-ci les fonctions élémentaires $G_{i,j}$ qui lui ont été communiquées illicitement par le traître, ainsi que l'ordre dans lequel ces fonctions $G_{i,j}$ sont combinées pour transformer l'en-tête EB_a reçu en un mot de contrôle CW_a .

Les fonctions élémentaires retrouvées dans le décodeur pirate sont notées ici $G_{i,p}$ où l'indice i indique l'ordre dans lequel ces fonctions élémentaires sont utilisées pour transformer le mot de contrôle EB_a .

Ensuite, chaque fonction $G_{i,p}$ est analysée lors d'une étape 102 pour retrouver la fonction g_i , à partir de laquelle elle a été construite. Une telle analyse est possible, par exemple, pour l'opérateur du système 2, puisque celui-ci connaît les fonctions S , T , $f_{i,j}$ et g_i utilisées pour construire les fonctions élémentaires $G_{i,j}$ de chaque utilisateur du système.

Ainsi, à l'issue de l'étape 102, l'opérateur du système 2 est capable de dire que la fonction élémentaire $G_{1,p}$ a été construite à partir de la fonction g_m , que la fonction élémentaire $G_{2,p}$ a été construite à partir de la fonction g_n et ainsi de suite pour chacune des fonctions $G_{i,p}$, où les indices m et n des fonctions g_m et g_n représentent l'indice de la fonction g_i utilisée pour construire respectivement $G_{1,p}$ et $G_{2,p}$.

A partir de ces informations, l'opérateur est donc capable de reconstruire, lors d'une étape 104 la permutation σ_j utilisée lors de la construction des fonctions élémentaires $G_{i,p}$ utilisées dans le décodeur pirate. Une fois cette permutation σ_j reconstruite, celle-ci est comparée, lors d'une étape 106, aux différentes permutations enregistrées dans la mémoire 14, lors de l'étape 80.

Grâce à cela, le traître, c'est à dire ici l'utilisateur du décodeur j , est identifié, puisque dans le système 2, chaque permutation σ_j correspond à un seul décodeur, lui-même associé à un seul utilisateur.

Ce système et ce procédé s'avèrent donc particulièrement dissuasifs pour empêcher des utilisateurs légitimes de communiquer les informations nécessaires au déchiffrement des contenus chiffrés CB_a .

Des études de robustesse du procédé de la figure 2 contre des tentatives de crypt-analyses ont été menées. Ces études ont montré, en particulier, que le système et le procédé de la figure 2 résistent à des attaques

menées par une coalition de k traîtres, k étant un entier positif supérieur à deux. Par coalition de k traîtres, on désigne ici un groupe de k utilisateurs légitimes qui essaient de construire, en mettant en commun leurs jeux respectifs de fonctions élémentaires $G_{i,j}$, une nouvelle description équivalente de la fonction F_k . Il a été
 5 montré que ces utilisateurs illicites peuvent au mieux construire à partir de ces k jeux de fonctions élémentaires $G_{i,j}$, une fonction faisant intervenir un ou plusieurs nouveaux jeux de fonctions élémentaires $G_{i,p}$. Toutefois, tout nouveau jeu de fonctions élémentaires $G_{i,p}$ résulte de la combinaison de séquences successives de fonctions élémentaires $G_{i,j}$ extraites dans chacun des jeux de fonctions
 10 élémentaires à sa disposition. Par exemple, dans le cas d'une coalition de deux traîtres, le nouveau jeu de fonctions élémentaires $G_{i,p}$ que pourrait construire un utilisateur illicite, se composerait des p premières fonctions élémentaires $\{G_{1,1}, G_{2,1}, \dots, G_{p,1}\}$ du premier traître et des $r-p$ dernières fonctions élémentaires $\{G_{p+1,2}, \dots, G_{r,2}\}$ du second traître. Pour lutter contre une telle tentative de
 15 camouflage de l'identité du traître, le nombre r de fonctions g_i sera choisi suffisamment grand pour qu'au moins un traître puisse être identifié uniquement à partir de l'identification, lors de la phase 54, d'une partie seulement de la permutation σ_i qui a été utilisée pour construire son jeu de fonctions élémentaires $G_{i,j}$. Par exemple, dans le cas de la coalition de deux traîtres, r sera choisi
 20 suffisamment grand pour qu'au moins un des deux traîtres puisse être identifié soit à partir des p premières fonctions élémentaires $G_{i,1}$ soit à partir des $r-p$ dernières fonctions élémentaires $G_{i,2}$.

On remarquera que dans le procédé ci-dessus, les mêmes informations secrètes, c'est-à-dire ici les fonctions cryptographiques associées
 25 aux descriptions F_k, F_{k_j} sont utilisées pour chiffrer et déchiffrer, de sorte que le procédé de chiffrement décrit présente les mêmes caractéristiques qu'un algorithme de chiffrement symétrique. En particulier, grâce à cette propriété, le procédé décrit ici est plus rapide qu'un algorithme de chiffrement asymétrique.

Ici, les fonctions $S, T, f_{i,j}$, doivent être gardées secrètes, tandis que les
 30 fonctions g_i sont éventuellement publiques.

Dans le système 2, seule une même fonction de calcul du mot de contrôle CW_a est utilisée aussi bien dans l'émetteur 4 que dans les décodeurs. Dès lors, cette fonction cryptographique n'a pas besoin d'être inversible ce qui facilite le choix et la construction des fonctions g_i . Toutefois, en variante, la

description F_K correspond à une fonction de chiffrement et les descriptions F_{Kj} correspondent à l'inverse de cette fonction de chiffrement. Dans cette variante, les différentes descriptions, F_{Kj} implantées dans les différents décodeurs du système sont équivalentes les unes des autres et sont des descriptions
 5 équivalentes de l'inverse de la fonction définie par la description F_K . Ce qui a été précédemment décrit pour construire les descriptions F_{Kj} s'applique, à la différence près que les fonctions g_i doivent être inversibles dans cette variante. Dans ce cas, la description F_K est, par exemple, utilisée pour chiffrer directement le contenu B_a tandis que les descriptions équivalentes F_{Kj} sont utilisées pour
 10 déchiffrer directement les contenus chiffrés CB_a .

Ici, la fonction cryptographique correspondant aux descriptions F_K et F_{Kj} transforme un message initial codé sur n caractère en un message transformé codé également sur le même nombre de caractères. Cette fonction cryptographique n'augmente pas la taille du message transformé par rapport à
 15 celle du message initial contrairement à ce qui est constaté, par exemple, dans le cas des algorithmes asymétriques. En variante, la fonction cryptographique augmente la taille du message transformé par rapport à celle du message initial. On remarquera cependant que dans cette variante cette augmentation en taille reste indépendante du nombre de traîtres.

20 Le système 2 a été décrit dans le cas particulier où une description F_{Kj} est associée à un unique décodeur. En variante, une même description F_{Kj} est associée à un groupe de décodeurs. Dans cette variante, l'ensemble des décodeurs du système 2 sont regroupés en plusieurs groupes, de sorte que la description F_{Kj} identifie non pas un décodeur particulier mais le groupe auquel
 25 appartient ce décodeur particulier.

REVENDEICATIONS

1. Procédé traçable de chiffrement et/ou de déchiffrement d'informations diffusées par au moins un émetteur vers plusieurs décodeurs, ce procédé permettant d'identifier parmi différents utilisateurs légitimes des décodeurs, un traître qui a communiqué à un tiers non autorisé des informations secrètes de manière à ce que ce tiers puisse chiffrer et/ou déchiffrer les informations diffusées par l'émetteur,

dans lequel :

- lors du chiffrement des informations diffusées, l'émetteur met en œuvre (en 86) au moins une première fonction cryptographique secrète, et
- lors du déchiffrement de ces informations diffusées, tous les décodeurs mettent en œuvre (en 92) au moins une même seconde fonction cryptographique secrète identique à ladite première fonction ou à son inverse, chaque décodeur faisant appel à cet effet à une description mathématique de ladite seconde fonction enregistrée dans une mémoire (21),

caractérisé en ce que lors de la mise en œuvre (en 92) de la seconde fonction, la description mathématique de cette seconde fonction à laquelle chaque décodeur fait appel est différente d'un décodeur à l'autre ou d'un groupe de décodeurs à l'autre de manière à ce que la description mathématique à laquelle il est fait appel identifie de façon unique le décodeur ou un groupe de décodeurs particulier parmi l'ensemble des décodeurs.

2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que la seconde fonction cryptographique est apte à traiter des informations non redondantes.

3. Procédé selon la revendication 1 ou 2, caractérisé en ce que ladite description mathématique (F_{Kj}) enregistrée dans la mémoire de chaque décodeur est formée de plusieurs fonctions élémentaires ($G_{i,j}$) qui doivent être composées les unes avec les autres dans un ordre déterminé pour former ladite seconde fonction secrète.

4. Procédé selon la revendication 3, caractérisé en ce que chaque fonction élémentaire ($G_{i,j}$) est égale à la composée d'au moins trois fonctions selon l'une des relations suivantes :

$$\begin{aligned} G_{1,j} &= f_{1,j} \circ g_{\sigma(1)} \circ S \\ G_{2,j} &= f_{2,j} \circ g_{\sigma(2)} \circ f_{1,j} \end{aligned}$$

$$G_{r-1,j} = f_{r-1,j} \circ g_{\sigma_j(r-1)} \circ f_{r-2,j}$$

$$G_{r,j} = T \circ g_{\sigma_j(r)} \circ f_{r-1,j}$$

où :

- $G_{i,j}$ est la i ème fonction élémentaire du décodeur j , j étant un indice identifiant un décodeur ou un groupe de décodeurs
 - les fonctions $f_{i,j}$ et $f_{i,j}^{-1}$ sont des fonctions prédéfinies aptes à rendre non commutatives entre elles les fonctions élémentaires $G_{i,j}$
 - σ_j est une permutation de l'ensemble d'indices $\{1; \dots; r\}$ unique pour chaque décodeur ou groupe de décodeurs
 - $g_{\sigma_j(i)}$ est la $\sigma_j(i)$ ième fonction d'un ensemble prédéfini formé de r fonctions prédéfinies g_i non linéaires commutatives entre elles, et
 - S et T sont des fonctions prédéfinies aptes à rendre difficile la cryptanalyse des fonctions élémentaires respectivement $G_{1,j}$ et $G_{r,j}$.
5. Procédé selon la revendication 4 ou 5, caractérisé en ce que chaque fonction $f_{i,j}^{-1}$ est égale à l'inverse $f_{i,j}^{-1}$ de la fonction $f_{i,j}$.
- 6 Procédé selon la revendication 4 ou 5, caractérisé en ce que les fonctions $f_{i,j}$ sont des fonctions linéaires d'un ensemble (L^n) des n -uplets d'éléments d'un corps fini (L) sur lui-même.
7. Procédé selon l'une quelconque des revendications 4 à 6, caractérisé en ce que les fonctions S et T sont inversibles.
8. Procédé selon l'une quelconque des revendications 4 à 7, caractérisé en ce que les fonctions S et T sont des fonctions linéaires d'un ensemble (L^n) des n -uplets d'éléments d'un corps fini (L) vers lui-même.
9. Procédé selon l'une quelconque des revendications 4 à 8, caractérisé en ce que les fonctions g_i sont choisies de manière à ce que chaque fonction élémentaire $G_{i,j}$ corresponde à un bloc de chiffrement d'un algorithme de chiffrement multivariables.
10. Procédé selon l'une quelconque des revendications 4 à 9, caractérisé en ce que chaque fonction g_i est de la forme $g_i(a) = a^{e_i}$, où a est un élément d'une l'extension L' de degré n d'un corps de base L à q éléments, et e_i est un exposant prédéfini.

11. Procédé selon la revendication 10, caractérisé en ce que l'exposant e_i est de la forme $1 + q^{\theta_1} + \dots + q^{\theta_i} + \dots + q^{\theta_{d-1}}$, où les exposants θ_i sont des entiers prédéfinis.

12. Support d'enregistrement d'informations (21), caractérisé en ce qu'il comporte des instructions pour l'exécution d'un procédé traçable de chiffrement et/ou de déchiffrement selon l'une quelconque des revendications précédentes, lorsque ces instructions sont exécutées par un décodeur.

13. Support d'enregistrement d'informations (14), caractérisé en ce qu'il comporte des instructions pour l'exécution d'un procédé traçable de chiffrement et/ou de déchiffrement d'informations selon l'une quelconque des revendications 1 à 10, lorsque lesdites instructions sont exécutées par un émetteur.

14. Système traçable de chiffrement et/ou de déchiffrement d'informations diffusées apte à permettre l'identification, parmi différents utilisateurs légitimes, d'un traître qui a communiqué à un tiers non autorisé des informations secrètes de manière à ce que ce tiers puisse chiffrer et/ou déchiffrer les informations diffusées, ce système comportant :

- un émetteur (4) propre à chiffrer les informations diffusées, cet émetteur étant apte à mettre en œuvre au moins une première fonction cryptographique secrète pour traiter directement un message, puis à diffuser le message,

- plusieurs décodeurs (8) propres à déchiffrer les informations diffusées, tous les décodeurs étant aptes à mettre en œuvre une même seconde fonction cryptographique secrète identique à ladite première fonction ou à son inverse pour traiter directement ledit message diffusé, à cet effet, chaque décodeur étant équipé d'une mémoire (21) dans laquelle est enregistrée une description mathématique de ladite seconde fonction;

caractérisé en ce que la mémoire (21) de chaque décodeur contient une description mathématique de ladite seconde fonction différente de celle enregistrée dans la mémoire des autres décodeurs ou dans la mémoire des autres groupes de décodeurs de manière à ce que cette description mathématique identifie de façon unique le décodeur ou un groupe de décodeurs particulier parmi l'ensemble des décodeurs.

1/2

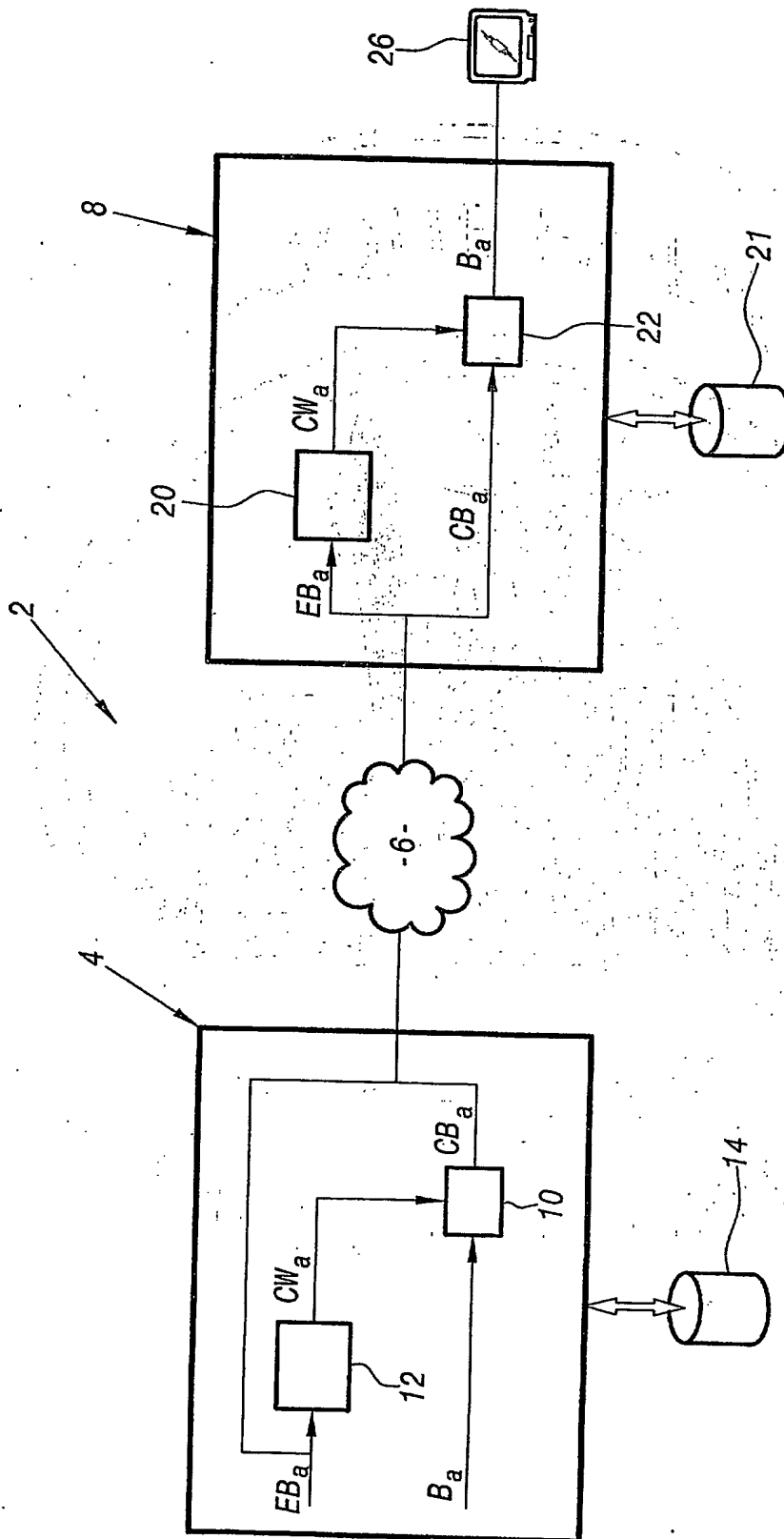


FIG. 1

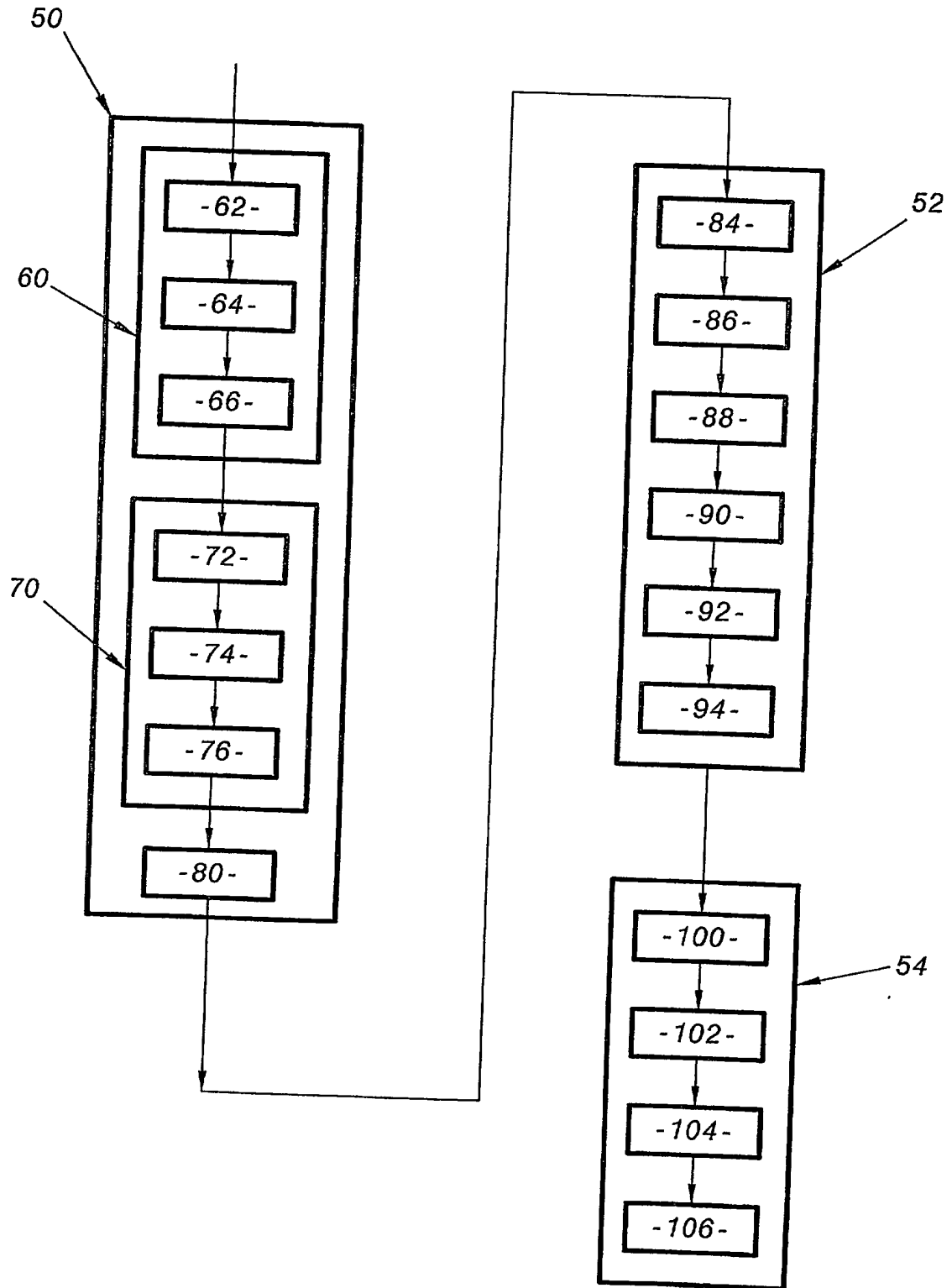


FIG.2

BREVET D'INVENTION

CERTIFICAT D'UTILITÉ

Code de la propriété intellectuelle - Livre VI

DÉPARTEMENT DES BREVETS

26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08

Téléphone : 33 (1) 53 04 53 04 Télécopie : 33 (1) 42 94 86 54

DÉSIGNATION D'INVENTEUR(S) Page N° 1/1

(À fournir dans le cas où les demandeurs et les inventeurs ne sont pas les mêmes personnes)



Cet imprimé est à remplir lisiblement à l'encre noire

DB 113 W / 270601

Vos références pour ce dossier (facultatif)		BPE 03P0176	
N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL		0307287	
TITRE DE L'INVENTION (200 caractères ou espaces maximum)			
Procédé et système traçables de chiffrement et/ou de déchiffrement d'informations, et supports d'enregistrement pour la mise en oeuvre du procédé.			
LE(S) DEMANDEUR(S) :			
FRANCE TELECOM			
DESIGNE(NT) EN TANT QU'INVENTEUR(S) :			
1 Nom		ARDITTI MODIANO	
Prénoms		David	
Adresse	Rue	46ter, rue Paul Vaillant-Couturier	
	Code postal et ville	92140 CLAMART FRANCE	
Société d'appartenance (facultatif)			
2 Nom		BILLET	
Prénoms		Olivier	
Adresse	Rue	1211 Route des Vallettes Sud	
	Code postal et ville	06140 TOURETTES/LOUP FRANCE	
Société d'appartenance (facultatif)			
3 Nom		GILBERT	
Prénoms		Henri	
Adresse	Rue	2, allée des Peupliers	
	Code postal et ville	91440 BURES SUR YVETTE FRANCE	
Société d'appartenance (facultatif)			
S'il y a plus de trois inventeurs, utilisez plusieurs formulaires. Indiquez en haut à droite le N° de la page suivi du nombre de pages.			
DATE ET SIGNATURE(S) DU (DES) DEMANDEUR(S) OU DU MANDATAIRE (Nom et qualité du signataire)		Paris, le 17 juin 2003 B. DOMENEGO n° 00-0500	

PCT/FR2004/001362

